10/510284
PCT/FR03/01032
PCT/PTO 06 OCT 2004
RECEIVED
28 JUL 2003
WIPO PCT

R E P U B L I Q U E F R A N Ç A I S E

INPI
INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE

BREVET D'INVENTION

CERTIFICAT D'UTILITÉ - CERTIFICAT D'ADDITION

COPIE OFFICIELLE

Le Directeur général de l'Institut national de la propriété industrielle certifie que le document ci-annexé est la copie certifiée conforme d'une demande de titre de propriété industrielle déposée à l'Institut.

Fait à Paris, le 03 AVR. 2003

Pour le Directeur général de l'Institut
national de la propriété industrielle
Le Chef du Département des brevets

Martine PLANCHE

DOCUMENT DE PRIORITÉ

PRÉSENTÉ OU TRANSMIS CONFORMÉMENT À LA RÈGLE 17.1.a) OU b)

INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE
SIEGE
26 bis, rue de Saint Petersbourg
75800 PARIS cedex 08
Téléphone : 33 (0)1 53 04 53 04
Télécopie : 33 (0)1 53 04 45 23
www.inpi.fr

ETABLISSEMENT PUBLIC NATIONAL CREE PAR LA LOI N° 51-444 DU 19 AVRIL 1951

INPI
INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE
26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08
Téléphone : 33 (1) 53 04 53 04 Télécopie : 33 (1) 42 94 86 54

BREVET D'INVENTION
CERTIFICAT D'UTILITÉ

Code de la propriété intelle[illegible] Livre VI

certu N° 11354*01

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE
page 1/2

R1

Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire DB 540 W /300301

Réservé à l'INPI

REMISE DES PIÈCES
DATE
LIEU 8 AVRIL 2002
75 INPI PARIS
N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI 0204341
DATE DE DÉPÔT ATTRIBUÉE PAR L'INPI 0 8 AVR. 2002

Vos références pour ce dossier *(facultatif)* BIF114571/FR

1 NOM ET ADRESSE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE À QUI LA CORRESPONDANCE DOIT ÊTRE ADRESSÉE

CABINET BONNET-THIRION
12, avenue de la Grande Armée
75017 PARIS

Confirmation d'un dépôt par télécopie ☐ N° attribué par l'INPI à la télécopie

2 NATURE DE LA DEMANDE — **Cochez l'une des 4 cases suivantes**

Demande de brevet	☒	
Demande de certificat d'utilité	☐	
Demande divisionnaire	☐	
Demande de brevet initiale	N°	Date
ou demande de certificat d'utilité initiale	N°	Date
Transformation d'une demande de brevet européen *Demande de brevet initiale*	☐ N°	Date

3 TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum)

Procédé de sécurisation d'une entité électronique à accès crypté.

4 DÉCLARATION DE PRIORITÉ OU REQUÊTE DU BÉNÉFICE DE LA DATE DE DÉPÔT D'UNE DEMANDE ANTÉRIEURE FRANÇAISE

Pays ou organisation
Date N°
Pays ou organisation
Date N°
Pays ou organisation
Date N°
☐ **S'il y a d'autres priorités, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»**

5 DEMANDEUR ☐ **S'il y a d'autres demandeurs, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»**

Nom ou dénomination sociale		OBERTHUR CARD SYSTEMS SA
Prénoms		
Forme juridique		Société anonyme
N° SIREN		
Code APE-NAF		
Adresse	Rue	102, Boulevard Malesherbes,
	Code postal et ville	7 5 0 1 7 PARIS
	Pays	FRANCE
Nationalité		FRANCAISE
N° de téléphone *(facultatif)*		
N° de télécopie *(facultatif)*		
Adresse électronique *(facultatif)*		

Remplir impérativement la 2ème page

INPI
INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE

BREVET D'INVENTION
CERTIFICAT D'UTILITÉ

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE
page 2/2

R2

Réservé à l'INPI

REMISE DES PIÈCES
DATE 8 AVRIL 2002
LIEU 75 INPI PARIS
N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI 0204341

DB 540 W /300301

Vos références pour ce dossier : *(facultatif)*	BIF114571/FR
6 MANDATAIRE	
Nom	
Prénom	
Cabinet ou Société	CABINET BONNET-THIRION
N °de pouvoir permanent et/ou de lien contractuel	
Adresse — Rue	12, AVENUE DE LA GRANDE ARMEE
Adresse — Code postal et ville	7 5 0 1 7 PARIS
N° de téléphone *(facultatif)*	01 53 81 17 00
N° de télécopie *(facultatif)*	
Adresse électronique *(facultatif)*	
7 INVENTEUR (S)	
Les inventeurs sont les demandeurs	☐ Oui ☒ Non **Dans ce cas fournir une désignation d'inventeur(s) séparée**
8 RAPPORT DE RECHERCHE	**Uniquement pour une demande de brevet (y compris division et transformation)**
Établissement immédiat ou établissement différé	☒ ☐
Paiement échelonné de la redevance	**Paiement en deux versements, uniquement pour les personnes physiques** ☐ Oui ☐ Non
9 RÉDUCTION DU TAUX DES REDEVANCES	**Uniquement pour les personnes physiques** ☐ Requise pour la première fois pour cette invention *(joindre un avis de non-imposition)* ☐ Requise antérieurement à ce dépôt *(joindre une copie de la décision d'admission pour cette invention ou indiquer sa référence)* :
Si vous avez utilisé l'imprimé «Suite», indiquez le nombre de pages jointes	

10 SIGNATURE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE (Nom et qualité du signataire)

Joël BARBIN LE BOURHIS N°92.1010
CABINET BONNET-THIRION

VISA DE LA PRÉFECTURE OU DE L'INPI

La loi n°78-17 du 6 janvier 1978 relative à l'informatique, aux fichiers et aux libertés s'applique aux réponses faites à ce formulaire.
Elle garantit un droit d'accès et de rectification pour les données vous concernant auprès de l'INPI.

L'invention se rapporte à un procédé de sécurisation d'une entité électronique à accès crypté, telle que par exemple une carte à microcircuit, le perfectionnement visant plus particulièrement à détecter les attaques connues sous l'abréviation DFA (Differential Fault Analysis, en anglais). L'invention vise particulièrement à sécuriser des algorithmes connus tels que l'AES ou le DES.

Certaines entités électroniques à accès crypté, notamment les cartes à microcircuit, sont vulnérables à des attaques dites DFA consistant à perturber le déroulement de l'algorithme cryptographique de façon à changer la valeur d'un résultat intermédiaire, à traiter la différence obtenue entre le message chiffré normalement et le message chiffré avec erreur et à en déduire des informations sur la clé secrète de l'entité électronique. Les erreurs sont très faciles à produire sur une carte à microcircuit, en intervenant sur l'environnement extérieur, par exemple en provoquant un pic de tension, en soumettant la carte à un éclair lumineux (notamment à l'aide d'un faisceau laser), en faisant varier brutalement la fréquence de l'horloge extérieure, etc...

Parmi les algorithmes les plus utilisés, on peut citer le DES (Data Encryption Standard, en anglais) et surtout l'AES (Advanced Encryption Standard, en anglais). On rappelle que les deux algorithmes AES et DES ont en commun d'appliquer à un message d'entrée une succession de groupes d'opérations dits "rounds" sous le contrôle d'une série de sous-clés respectives, successivement élaborées à partir d'une clé initiale secrète, spécifique de l'entité électronique considérée. C'est cette clé initiale (notée K ci-après) que le fraudeur tente de reconstituer. Une partie de l'algorithme est consacrée à l'élaboration des sous-clés en mettant en œuvre un processus d'extension de clé par une fonction F, non linéaire dans le cas de l'AES. La fonction est appliquée à ladite clé initiale, puis à nouveau au résultat de l'application de ladite fonction et ainsi de suite. Les sous-clés sont élaborées à partir de cette succession de résultats intermédiaires issus de la clé initiale K.

Jusqu'à présent, les attaques de type DFA sont considérées comme inexploitables en pratique vis-à-vis de l'algorithme de type AES. Cependant, des études à l'origine de l'invention ont permis de mettre en évidence qu'une triple

attaque du type DFA, en synchronisme avec certaines applications de la fonction F et le début du dernier "round", permet de retrouver tous les octets de la dernière sous-clé dans le cas où ladite clé d'entrée K est codée sur 128 bits, ce qui est actuellement le cas pour la plupart des systèmes où l'algorithme AES est utilisé. La connaissance de ces informations permet de retrouver la clé d'entrée.

L'invention offre une parade simple et efficace à ce type d'attaque. L'invention concerne un procédé de sécurisation d'une entité électronique à accès crypté, laquelle comprend des moyens d'exécution d'un algorithme cryptographique consistant à appliquer à un message d'entrée une succession de groupes d'opérations dits "rounds" faisant intervenir une série de sous-clés respectives, successivement élaborées par un processus itératif mis en œuvre à partir d'une clé initiale, caractérisé en ce qu'il consiste à mémoriser le résultat d'une étape dudit processus itératif, à refaire au moins une partie des étapes dudit processus itératif jusqu'au recalcul d'un résultat correspondant à celui qui a été mémorisé, à comparer la valeur dudit résultat mémorisé à la valeur du résultat recalculé correspondant et à interdire la diffusion d'un message crypté résultant de la mise en œuvre dudit algorithme si ces deux valeurs sont différentes.

En effet, si une erreur, due à une attaque DFA, intervient pendant le processus itératif d'élaboration des sous-clés, alors le résultat mémorisé et le résultat recalculé correspondant sont forcément différents car il est impossible de reproduire deux fois de suite la même "erreur" dans la pratique.

Par exemple, un résultat mémorisé, dit résultat intermédiaire, peut être l'une des étapes du processus dit de diversification de clé consistant à appliquer une fonction F non linéaire au résultat de l'étape analogue précédente. On peut aussi mémoriser l'une des sous-clés et recalculer cette sous-clé à partir d'une étape antérieure dudit processus itératif. Par exemple, on mémorise la dernière sous-clé.

L'invention sera mieux comprise et d'autres avantages de celle-ci apparaîtront plus clairement à la lumière de la description qui va suivre, donnée uniquement à titre d'exemple et faite en référence aux dessins annexés dans lesquels :

- la figure 1 est un schéma d'une entité électronique telle qu'une carte à microcircuit, susceptible de mettre en œuvre le procédé de l'invention ;

- la figure 2 est un organigramme illustrant l'algorithme dit AES ;

- la figure 3 est un organigramme illustrant la mise en œuvre de l'invention à titre de complément dans l'exécution de l'AES ; et

- la figure 4 est un organigramme illustrant l'algorithme DES auquel l'invention peut aussi s'appliquer.

Sur la figure 1, on a représenté une entité électronique 11, formant ici une carte à microcircuit avec ses composants essentiels, à savoir un ensemble de plages de contact 12, métalliques, permettant de connecter le microcircuit 13 contenu dans la carte à un lecteur de carte, serveur ou analogue avec lequel ladite carte à microcircuit va pouvoir échanger des informations après une phase d'authentification mettant en œuvre un algorithme connu à clé secrète, par exemple l'algorithme AES ou l'algorithme DES. Classiquement, le microcircuit 13 se décompose en un microprocesseur 14, dont certains accès sont connectés aux plages de contact, et une mémoire M couplée au microprocesseur. Lorsque la carte est couplée à une unité extérieure pour remplir une fonction donnée (transaction financière, accès à un service téléphonique ou télématique, contrôle d'accès, etc...), une phase d'authentification est mise en œuvre dans la carte. Ce processus est programmé dans le microcircuit 13 et une partie de la mémoire M lui est dédiée.

Par exemple, la phase d'authentification met en œuvre un algorithme AES dont le fonctionnement va être rappelé en référence à la figure 2. L'algorithme AES s'opère à partir d'un message d'entrée ME transmis en clair par l'unité extérieure à laquelle l'entité électronique se trouve couplée. L'entité 11 possède aussi une clé secrète K, mémorisée, et l'algorithme consiste à transformer le message ME jusqu'à obtenir un message chiffré MC à la suite d'un certain nombre de transformations opérées avec intervention d'un certain nombre de sous-clés K_0, K_1, K_2, ..., K_{n-1}, K_n. D'autre part, une fonction non linéaire F est programmée dans l'entité électronique pour s'appliquer successivement, d'abord à la clé K, puis au résultat R_1 la transformation de la clé K par la fonction F, puis au résultat R_2 de la transformation du résultat R_1 par la même fonction F et ainsi de suite. Les différentes sous-clés K_0 ... K_n sont extraites de ce processus

d'extension de la clé K par la fonction F. Plus précisément, on sait que la clé K peut être un mot de 128 bits, 192 bits ou 256 bits. Le message d'entrée ME est un mot de 128 bits. Toutes les combinaisons sont possibles et l'homme du métier choisit la combinaison qui représente le meilleur compromis, compte tenu du contexte, entre la rapidité d'exécution et le niveau de sécurité requis. Actuellement cependant, la plupart des algorithmes AES effectivement mis en œuvre font appel à une clé K de 128 bits. Les sous-clés K_0 ... K_n doivent être au format du message d'entrée. C'est pourquoi, chaque sous-clé est créée à partir d'un ou deux résultats successifs élaborés au cours du processus d'extension de clé par la fonction F. Dans l'exemple décrit, la clé K est codée sur 192 bits. Par conséquent, la sous-clé K_0 est extraite des deux premiers tiers de la clé K, la sous-clé K_1 est extraite de l'autre tiers de la clé K et du premiers tiers du résultat intermédiaire R_1 de la première transformation de cette clé par la fonction F, la sous-clé K_2 est extraite des deux derniers tiers du résultat intermédiaire R_1, et ainsi de suite jusqu'à l'élaboration de la dernière sous-clé K_n.

Du côté du traitement du message d'entrée, les opérations sont les suivantes. Ledit message d'entrée ME est combiné à la sous-clé K_0 par une fonction ou exclusif 16. Après quoi, le résultat est soumis à un groupe d'opérations (appelé ici ROUND 1) avec intervention de la sous-clé K_1. Puis, le résultat est soumis à nouveau à un groupe d'opérations dit ROUND 2 avec intervention de la sous-clé K_2, jusqu'à $ROUND_{n-1}$, dit dernier ROUND, avec intervention de la sous-clé K_{n-1}. Tous les "ROUNDS", de 1 à n-1, sont composés de quatre transformations. Un $ROUND_n$, dit ROUND final avec intervention de la sous-clé K_n comporte seulement trois transformations. Le résultat de ce round final est un message chiffré MC qui est renvoyé vers l'extérieur.

A la base de l'invention, on a mis en évidence que, si on est capable de provoquer des perturbations comme indiqué à des moments précis du déroulement de l'algorithme AES décrit ci-dessus, on peut retrouver tous les octets d'une sous-clé et plus particulièrement selon l'exemple, de la dernière sous-clé K_n de la façon suivante :

- si on provoque la perturbation au moment de l'application de la dernière fonction F, on arrive à retrouver des informations sur l'avant-dernière extension

de la clé par la fonction F, à savoir les quatre derniers octets de l'avant-dernier résultat R_{m-1}.

- si on parvient aussi à produire une perturbation au moment de l'exécution de l'avant-dernière extension par la fonction F, on peut retrouver les quatre octets voisins de R_{m-1}.

- si on provoque une perturbation sur le début du dernier round ($ROUND_{n-1}$), on arrive à retrouver 8 octets de la dernière extension de clé par la fonction F, c'est-à-dire R_m. Ces octets appartiennent à la sous-clé K_n.

- en traitant les résultats précédents, on arrive encore à retrouver six octets de plus répartis dans la dernière extension de clé R_m par la fonction F. Ces octets appartiennent aussi à la sous-clé K_n.

Pour retrouver les deux derniers octets de la sous-clé K_n, il est envisageable d'étudier toutes les possibilités jusqu'à retrouver ces deux derniers octets. Par conséquent, si la clé K avait été codée sur 128 bits, elle aurait pu être retrouvée à coup sûr par la seule mise en œuvre de l'attaque décrite ci-dessus. On rappelle que dans la majorité des algorithmes AES mis en œuvre actuellement, la clé K est effectivement codée sur 128 bits et il n'y a pas de différence entre les résultats intermédiaires R_1, R_2 ... R_m et les sous-clés K_1, K_2 ... K_n (dans ce cas, n = m) puisque chaque sous-clé est constituée de la totalité d'un résultat intermédiaire R_i correspondant. Dans l'exemple décrit cependant, la clé K a été codée sur 192 bits et l'attaque qui a été décrite dans ses grandes lignes ci-dessus ne permet pas de retrouver la clé puisque le résultat R_m n'est pas entièrement connu. On ne peut donc pas "remonter" jusqu'à la clé K à partir de ce résultat incomplètement connu. Cependant, on a affaibli considérablement la sécurité puisqu'on dispose d'informations partielles sur la clé, ce qui rend plus efficaces d'autres attaques (par exemple du type DPA) connues en soi.

Quoi qu'il en soit, la parade à ce type d'attaque consiste à mémoriser un résultat intermédiaire R_i, par exemple R_m, ou une sous-clé, par exemple ici la dernière sous-clé K_n, à refaire au moins une partie des étapes d'élaboration de la succession desdites sous-clés, c'est-à-dire essentiellement le processus d'extension de clé par la fonction F, jusqu'au recalcul d'un résultat correspondant à celui qui a été mémorisé. A partir de ce moment, on dispose de deux valeurs (de résultat intermédiaire ou de sous-clé) qui doivent être identiques si l'entité

électronique n'a été soumise à aucune attaque du type DFA. Il suffit de comparer la valeur du résultat ou sous-clé mémorisé à la valeur du résultat ou sous-clé recalculé correspondant et interdire la diffusion du message crypté MC issu du ROUND final si ces deux valeurs sont différentes. C'est ce qu'illustre la figure 3 où l'algorithme AES est complété (selon un mode de réalisation) en refaisant la totalité des étapes d'élaboration de la succession desdites sous-clés et plus particulièrement du processus d'extension de la clé K. Selon cet exemple, l'algorithme AES décrit en référence à la figure 2 est exécuté une première fois, le résultat est un message crypté MC. La dernière sous-clé K_n est mémorisée. Ensuite, on refait tout le processus d'extension de clé par la fonction F à partir de la clé K secrète de l'entité. Ceci aboutit à déterminer une nouvelle valeur de K_n. La valeur précédemment mémorisée et la nouvelle valeur sont comparées (test d'égalité). Si les deux valeurs sont égales, on autorise la sortie du message MC. Si les deux valeurs ne coïncident pas, la valeur MC n'est pas retransmise à l'extérieur et on peut émettre un message d'erreur.

Dans l'exemple qui vient d'être décrit, on refait la totalité du processus d'extension de clé jusqu'à obtenir le nouveau calcul de la dernière sous-clé K_n. Comme on l'a vu plus haut, on peut mémoriser un résultat intermédiaire R_i ou sous-clé, quelconque et refaire au moins une partie des étapes d'élaboration de la succession des sous-clés jusqu'au recalcul d'un résultat intermédiaire ou sous-clé correspondant à celui qui a été mémorisé. D'une façon générale, on a avantage, si on ne refait pas la totalité du cycle d'extension de clé par la fonction F, à refaire au moins une partie finale des étapes d'élaboration de la succession desdites sous-clés, c'est-à-dire plus particulièrement une partie finale du processus d'extension de clé par la fonction F, jusqu'à obtenir un second calcul du dernier résultat intermédiaire R_m ou de la dernière sous-clé.

Si on ne refait pas l'intégralité du processus itératif d'extension de clé (à partir de la clé K), il faut évidemment mémoriser le résultat intermédiaire (ou la sous-clé) d'où on repart.

L'invention n'est pas limitée à la sécurisation de l'algorithme AES. A titre d'exemple, l'algorithme DES, également connu, est décrit à la figure 4. Brièvement, dans cet algorithme, le processus d'extension de la clé K est le suivant. La clé K (64 bits) est soumise à une permutation P1 sur les bits et

réduite à 56 bits. Le résultat est un mot 20 partagé en deux parties de 28 bits. Chacune d'elles est soumise à une permutation R (rotation circulaire sur les bits) de 1 ou 2 bits selon les cas. Les deux résultats sont rassemblés pour former un nouveau mot 21 de 56 bits soumis à une nouvelle permutation P2 et concaténé à 48 bits pour donner une sous-clé K_1. Par ailleurs, le mot 21 de 56 bits est traité de façon à subir deux rotations circulaires R pour aboutir à un nouveau mot 22, à nouveau soumis à la permutation P2 pour engendrer une sous-clé K2 et ainsi de suite jusqu'à K16. Par ailleurs, le message d'entrée ME de 64 bits subit les transformations suivantes. Il est d'abord soumis à une permutation P3 sur les bits et le résultat est soumis à des fonctions constituant le ROUND 1 faisant intervenir la sous-clé K1. On met ensuite en œuvre d'autres rounds successifs faisant intervenir d'autres sous-clés correspondantes (jusqu'à la sous-clé K16) et le résultat du dernier round est soumis à une permutation inverse $P3^{-}$. Le résultat de cette permutation inverse est le message chiffré MC destiné à être renvoyé.

On conçoit que la structure générale de l'algorithme DES qui vient d'être rappelée ci-dessus se prête bien à la mise en œuvre de l'invention. Il suffit par exemple de mémoriser la sous-clé K16 et de refaire tout ou partie du processus de diversification de la clé K composé de la permutation P1 et des rotations R. Le test peut même être réalisé sur la valeur du dernier résultat intermédiaire (mot 36) avant la dernière permutation P2. Dans ce cas, c'est ce dernier résultat qui est mémorisé et non pas la sous-clé K16.

Bien entendu, l'invention concerne aussi toute entité électronique, notamment toute carte à microcircuit, comportant des moyens de mise en œuvre du procédé décrit ci-dessus.

REVENDICATIONS

1. Procédé de sécurisation d'une entité électronique à accès crypté, laquelle comprend des moyens d'exécution d'un algorithme cryptographique consistant à appliquer à un message d'entrée une succession de groupes d'opérations dits "rounds" faisant intervenir une série de sous-clés (K_0 ... K_n) respectives, successivement élaborées par un processus itératif mis en œuvre à partir d'une clé initiale (K), caractérisé en ce qu'il consiste à mémoriser le résultat d'une étape (R_m, K_n) dudit processus itératif, à refaire au moins une partie des étapes dudit processus itératif jusqu'au recalcul d'un résultat correspondant à celui qui a été mémorisé, à comparer la valeur dudit résultat mémorisé à la valeur du résultat recalculé correspondant et à interdire la diffusion d'un message crypté (MC) résultant de la mise en œuvre dudit algorithme si ces deux valeurs sont différentes.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce qu'il consiste à mémoriser la valeur d'une sous-clé (K_n) et à refaire au moins une partie des étapes dudit processus itératif jusqu'au recalcul d'une sous-clé correspondant à ladite sous-clé mémorisée.

3. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce qu'il consiste à mémoriser la valeur d'un résultat intermédiaire (R_m) dudit processus itératif et à refaire au moins une partie dudit processus itératif jusqu'au recalcul d'un résultat intermédiaire correspondant à celui qui a été mémorisé.

4. Procédé selon la revendication 2, caractérisé en ce qu'il consiste à mémoriser la valeur de la dernière sous-clé (K_n) et à refaire au moins une partie finale des étapes d'élaboration de la succession desdites sous-clés jusqu'à obtenir un second calcul de ladite dernière sous-clé.

5. Procédé selon la revendication 4, caractérisé en ce qu'il consiste à refaire la totalité des étapes d'élaboration de la succession desdites sous-clés.

6. Procédé selon l'une des revendications précédentes, caractérisé en ce qu'il s'applique à un algorithme dit AES, connu en soi.

7. Procédé selon l'une des revendications 1 à 6, caractérisé en ce qu'il s'applique à un algorithme dit DES, connu en soi.

8. Entité électronique autonome caractérisée en ce qu'elle comporte des moyens de mise en œuvre (13) du procédé selon l'une des revendications précédentes.

9. Entité électronique selon la revendication 8, caractérisée en ce qu'elle est agencée sous forme de carte à microcircuit.

FIG.1

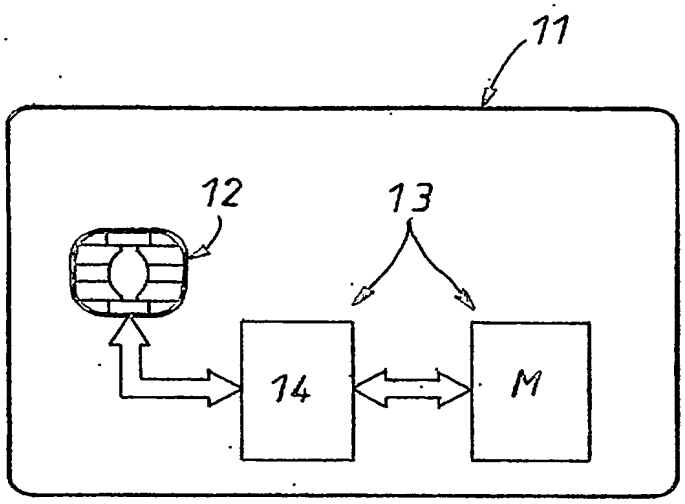

11
12
13
14
M

FIG.2

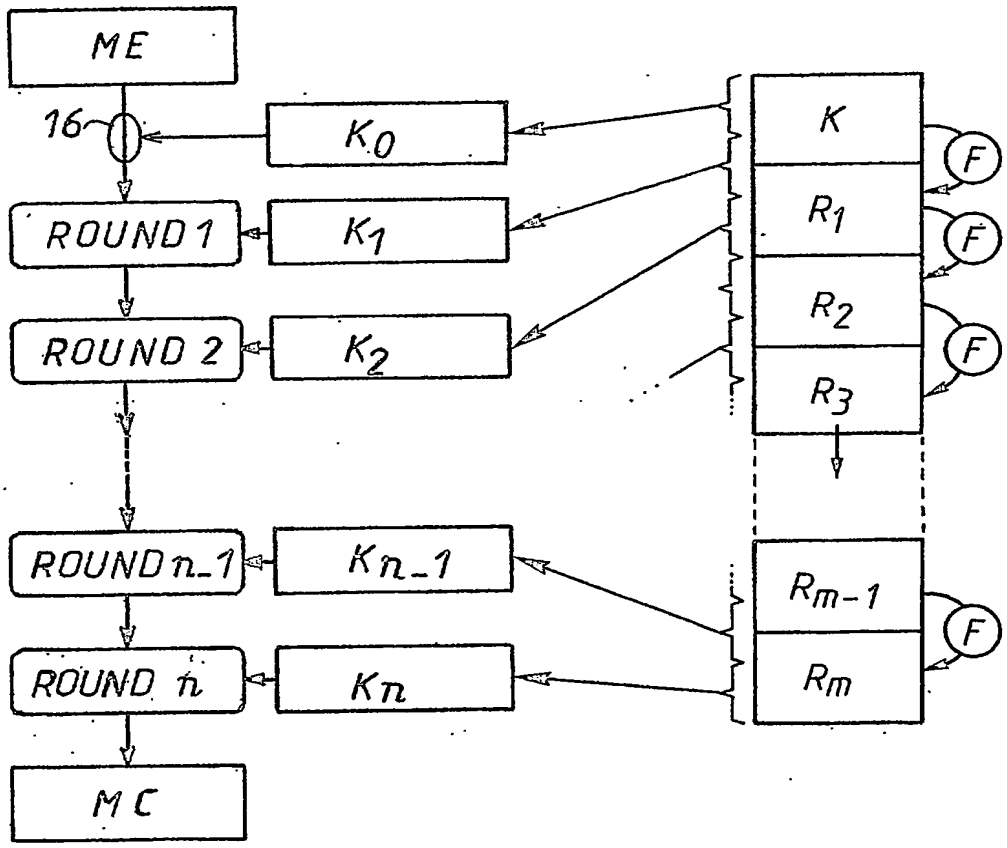

ME
16
K0
ROUND 1
K1
ROUND 2
K2
ROUND n-1
Kn-1
ROUND n
Kn
MC
K
R1
R2
R3
Rm-1
Rm
F
F
F
F

FIG.3

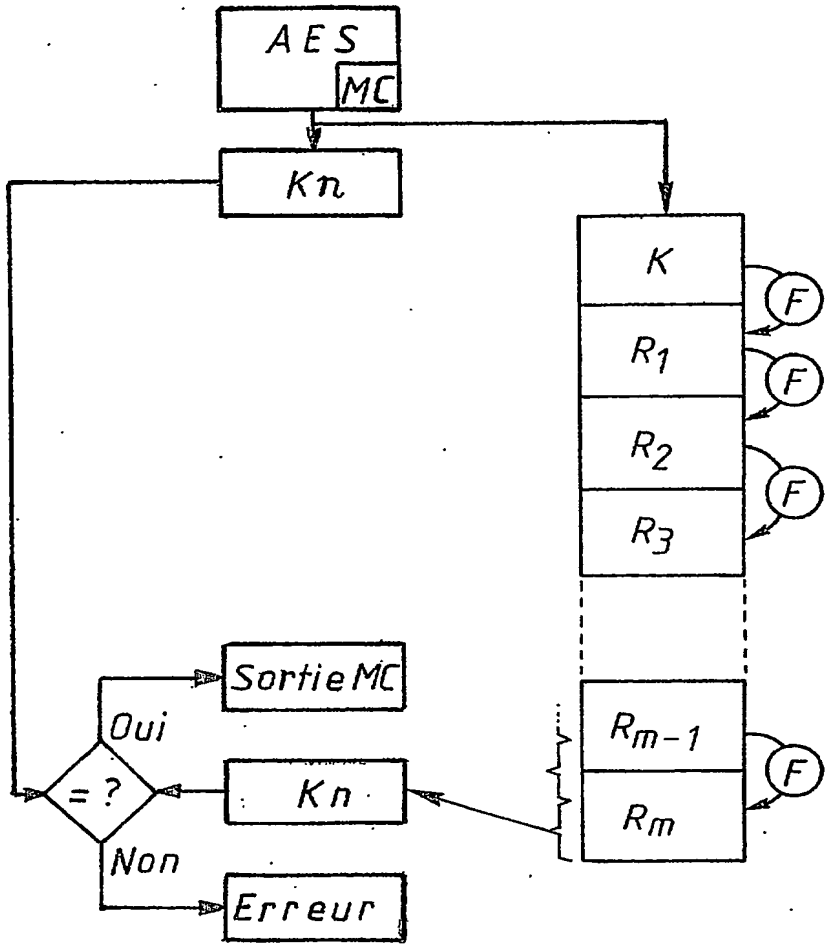
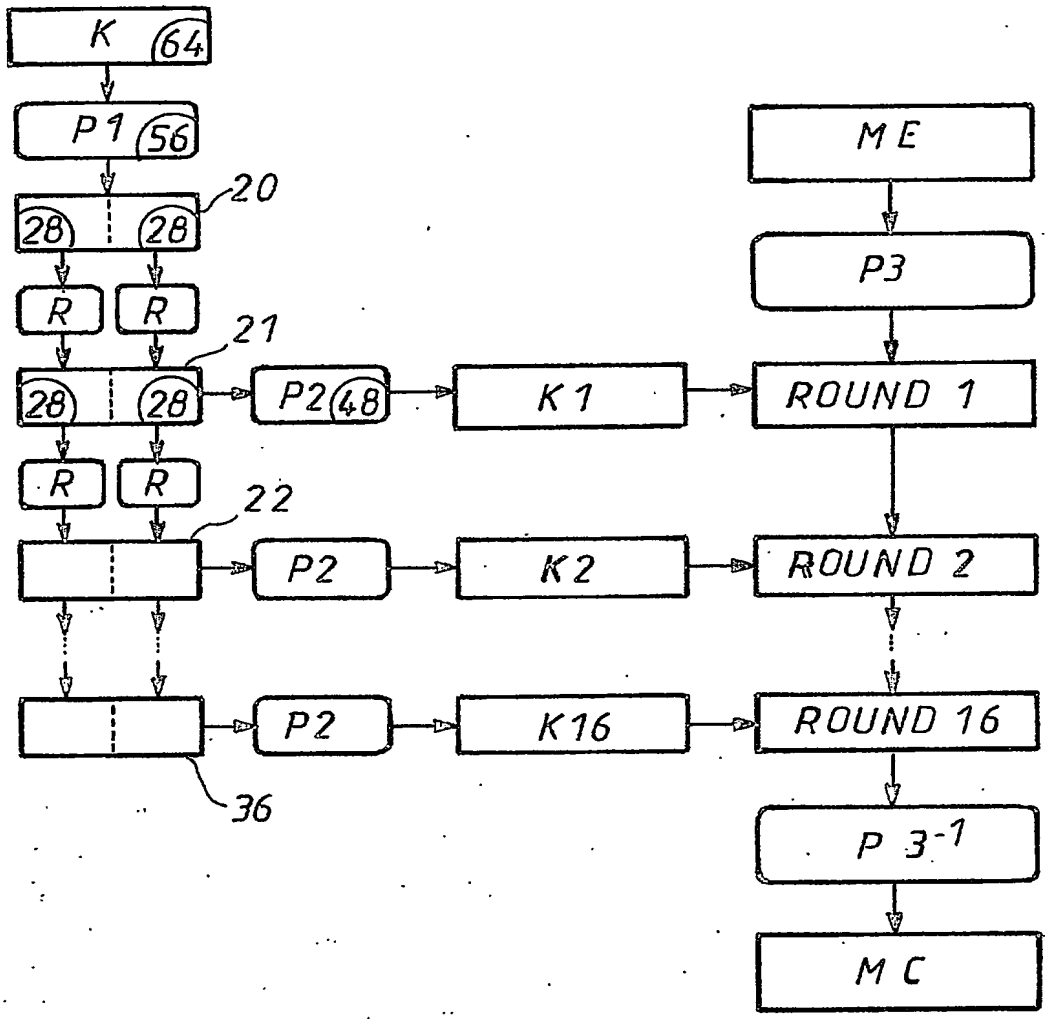


FIG. 4


K
64
P1
56
20
28
28
R
R
21
28
28
P2
48
K1
ROUND 1
R
R
22
P2
K2
ROUND 2
P2
K16
ROUND 16
36
M E
P3
P 3-1
M C

INPI
INSTITUT NATIONAL DE LA PROPRIETE INDUSTRIELLE

DÉPARTEMENT DES BREVETS

26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08
Téléphone : 33 (1) 53 04 53 04 Télécopie : 33 (1) 42 94 86 54

BREVET D'INVENTION
CERTIFICAT D'U[redacted]TÉ

Code de la propriété intellectuelle - Livre VI

cerfa N° 11235*02

DÉSIGNATION D'INVENTEUR(S) Page N° 1/1

(Si le demandeur n'est pas l'inventeur ou l'unique inventeur)

INV

Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire

DB 113 W /300301

Vos références pour ce dossier *(facultatif)*	BIF114571/FR
N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL	0204341

TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum)

Procédé de sécurisation d'une entité électronique à accès crypté.

LE(S) DEMANDEUR(S) :

OBERTHUR CARD SYSTEMS SA

DESIGNE(NT) EN TANT QU'INVENTEUR(S) : (Indiquez en haut à droite «Page N° 1/1» S'il y a plus de trois inventeurs, utilisez un formulaire identique et numérotez chaque page en indiquant le nombre total de pages).

Nom		GIRAUD
Prénoms		Christophe
Adresse	Rue	7, rue Fustel de Coulanges,
	Code postal et ville	7 5 0 0 5 PARIS
Société d'appartenance *(facultatif)*		
Nom		
Prénoms		
Adresse	Rue	
	Code postal et ville	
Société d'appartenance *(facultatif)*		
Nom		
Prénoms		
Adresse	Rue	
	Code postal et ville	
Société d'appartenance *(facultatif)*		

DATE ET SIGNATURE(S) DU (DES) DEMANDEUR(S) OU DU MANDATAIRE (Nom et qualité du signataire)

Le 8 Avril 2002
Joël BARBIN LE BOURHIS N°92.1010
CABINET BONNET-THIRION

La loi n°78-17 du 6 janvier 1978 relative à l'informatique, aux fichiers et aux libertés s'applique aux réponses faites à ce formulaire.
Elle garantit un droit d'accès et de rectification pour les données vous concernant auprès de l'INPI.